

(11)Publication number : **2002-123421**
(43)Date of publication of application : **26.04.2002**

```

graph TD
    Start([開始]) --> S50{質問(質問) / 終了か?}
    S50 -- N --> S51[プロシージャを呼び出す]
    S50 -- Y --> S60[プロシージャの処理を  
終了する]
    S51 --> S52{終了プロシージャ  
あり?}
    S52 -- N --> S53[一時的に保存する]
    S52 -- Y --> S54[プロシージャの処理を決定]
    S53 --> S55{終了プロシージャ  
あり?}
    S55 -- Y --> S54
    S55 -- N --> S56[保存して戻す]
    S54 --> S57[プロシージャの処理を記憶]
    S57 --> S58[プロシージャを呼び出す]
    S58 --> S59[プロシージャの処理を記憶]
    S59 --> S60
    S56 --> End([終了])
    S60 --> End
  
```

Flowchart of the first embodiment of the invention. The process starts with a start node (開始). It then enters a decision diamond (S50) asking "Question (Question) / End?". If "Yes" (Y), it proceeds to a process box (S60) "End of procedure processing" and then to the end node (終了). If "No" (N), it proceeds to a process box (S51) "Call procedure". From S51, it enters a decision diamond (S52) asking "End procedure?". If "Yes" (Y), it proceeds to a process box (S54) "Decide procedure processing". If "No" (N), it proceeds to a process box (S53) "Temporarily save". From S53, it enters a decision diamond (S55) asking "End procedure?". If "Yes" (Y), it proceeds to S54. If "No" (N), it proceeds to a process box (S56) "Save and return", then to the end node (終了). From S54, it proceeds to a process box (S57) "Store procedure processing", then to a process box (S58) "Call procedure", then to a process box (S59) "Store procedure processing", and finally to S60. S60 then proceeds to the end node (終了).

<http://www19.ipdl.ncipi.go.jp/PA1/result/detail/main/wAAA3maGWADA414123421P...> 2006/05/25

[Date of request for examination]	20.04.2001
[Date of sending the examiner's decision of rejection]	
[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]	
[Date of final disposal for application]	
[Patent number]	3662510
[Date of registration]	01.04.2005
[Number of appeal against examiner's decision of rejection]	
[Date of requesting appeal against examiner's decision of rejection]	
[Date of extinction of right]	

(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号
特開2002-123421
(P2002-123421A)

(43) 公開日 平成14年4月26日 (2002. 4. 26)

(51) Int.Cl. ⁷	識別記号	F I	テーマコード [*] (参考)
G 0 6 F 12/02	5 1 0	G 0 6 F 12/02	5 1 0 A 5 B 0 1 8
12/00	5 4 2	12/00	5 4 2 L 5 B 0 2 5
	5 9 7		5 9 7 U 5 B 0 6 0
12/16	3 4 0	12/16	3 4 0 P 5 B 0 8 2
G 1 1 C 16/02		G 1 1 C 17/00	6 0 1 B

審査請求 有 請求項の数12 O L (全 12 頁) 最終頁に続く

(21) 出願番号 特願2001-123320(P2001-123320)

(22) 出願日 平成13年4月20日(2001. 4. 20)

(31) 優先権主張番号 2 0 0 0 5 9 7 3 1

(32) 優先日 平成12年10月11日(2000. 10. 11)

(33) 優先権主張国 韓国 (K R)

(71) 出願人 390019839

三星電子株式会社

大韓民国京畿道水原市八達区梅灘洞416

(72) 発明者 金 範洙

大韓民国京畿道安養市東安区坪村洞898-
2番地草原マウル大林アパート203棟1105
号

(72) 発明者 李 貴榮

大韓民国ソウル特別市蘆原区上溪3洞107
番地ブルアム東亜アパート105棟1005号

(74) 代理人 100064908

弁理士 志賀 正武 (外1名)

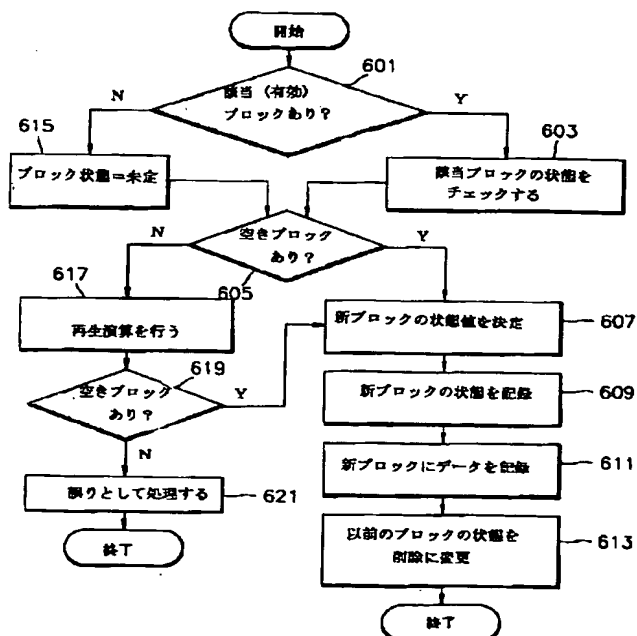
最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 フラッシュメモリのための再写像制御方法及びこれによるフラッシュメモリの構造

(57) 【要約】

【課題】 部分記録回数を最小化しつつ、ブロック及びユニットの状態を記録かつ処理できるフラッシュメモリの再写像制御方法及びこれによるフラッシュメモリの構造を提供する。

【解決手段】 本発明によるフラッシュメモリの再写像制御方法は、所定ブロックに対する写像情報に基づき、所定の物理的なユニットを見つける段階と、見つかった物理的なユニットに所定ブロックが有効な状態で存在すれば、物理的なユニットでブロックの状態が未定である他のブロックを見つける段階と、他のブロックの状態を所定ブロックに設定されている状態の次の状態に変更する段階と、他のブロックに、新しいデータと論理的なブロック番号と同一の付加情報を記録する段階と、所定ブロックの状態を削除状態に変更する段階と、を含むことを特徴とする。



【特許請求の範囲】

【請求項1】 少なくとも一つのブロックを備えているユニット単位で領域が区切られたフラッシュメモリの再写像制御方法において、

所定ブロックに対する写像情報に基づき、所定の物理的なユニットを見つける段階と、

前記見つかった物理的なユニットに前記所定ブロックが有効な状態で存在すれば、前記物理的なユニットでブロックの状態が未定である他のブロックを見つける段階と、

前記他のブロックの状態を前記所定ブロックに設定されている状態の次の状態に変更する段階と、

前記他のブロックに、新しいデータと論理的なブロック番号と同一の付加情報を記録する段階と、

前記所定ブロックの状態を削除状態に変更する段階と、を含むことを特徴とするフラッシュメモリに対する再写像制御方法。

【請求項2】 前記他のブロックの状態を変更する段階は、4種の状態のうちいずれか一つの状態に設定された前記所定ブロックにより前記他のブロックの状態を設定することを含むことを特徴とする請求項1に記載のフラッシュメモリに対する再写像制御方法。

【請求項3】 前記他のブロックの状態を変更する段階は、前記所定ブロックの状態が未定の状態であれば、前記次のブロックの状態を有効状態のうち第1状態に設定する段階と、

前記所定ブロックの状態が有効状態のうち第1状態であれば、前記次のブロックの状態を有効状態のうち第2状態に設定する段階と、

前記所定ブロックの状態が有効状態のうち第2状態であれば、前記次のブロックの状態を有効状態のうち第3状態に設定する段階と、

前記所定ブロックの状態が有効状態のうち第3状態であれば、前記次のブロックの状態を有効状態のうち第1状態に設定する段階と、を含むことを特徴とする請求項2に記載のフラッシュメモリに対する再写像制御方法。

【請求項4】 前記フラッシュメモリに対する再写像制御方法は、前記見つかった物理的なユニットに前記所定ブロックが存在しないか、或いは前記所定ブロックが削除された状態で存在すれば、前記所定ブロックの状態を未定の状態に設定した後、ブロックの状態が未定である他のブロックを見つける段階をさらに含むことを特徴とする請求項1に記載のフラッシュメモリに対する再写像制御方法。

【請求項5】 前記フラッシュメモリに対する再写像制御方法は、前記他のブロックが存在しなければ、前記物理的なユニットに対して再生演算を行う段階と、ブロックの状態が未定である他のブロックを見つけ直す

段階と、

前記他のブロックが見つければ、前記他のブロックの状態を変更する段階へ進む段階と、

前記他のブロックが見つからないと、誤りとして処理する段階と、をさらに含むことを特徴とする請求項4に記載のフラッシュメモリに対する再写像制御方法。

【請求項6】 前記再生演算を行う段階は、再生するソースユニット及び移動ユニットを決定する段階と、

前記ソースユニットの状態を移動中に設定し、前記移動ユニットの状態をコピー中に設定する段階と、

前記ソースユニット内の有効なブロック、関連メタ及びヘッダ情報をコピーする段階と、

前記コピー中に設定されている移動ユニットを有効状態に設定しつつ、ソースユニットの削除回数（摩耗度値）を増やす段階と、

前記ソースユニットを削除しつつ、前記削除回数を前記ソースユニットに記録する段階と、を含むことを特徴とする請求項5に記載のフラッシュメモリに対する再写像制御方法。

【請求項7】 前記再生演算を行う段階は、前記移動ユニットの削除回数がしきい値を上回るかどうかをチェックする段階と、

前記削除回数が前記しきい値を上回らなければ、前記ソースユニット及び移動ユニットの状態を設定する段階へ進む段階と、

前記削除回数が前記しきい値を上回れば、前記ソースユニットの番号を貯蔵する段階と、

前記削除回数が最小であるソースユニットを選択した後、前記ソースユニット及び移動ユニットの状態を設定する段階へ進む段階と、をさらに含むことを特徴とする請求項6に記載のフラッシュメモリに対する再写像制御方法。

【請求項8】 前記再生演算を行う段階は、前記削除回数をソースユニットに記録する段階を行った後、前記フラッシュメモリに対する写像情報を含む内部資料の構造を更新する段階と、

再生するソースユニットがさらに存在するかどうかをチェックする段階と、

前記再生するソースユニットがさらに存在すれば、前記ソースユニットを決定する段階へ戻る段階と、をさらに含むことを特徴とする請求項6に記載のフラッシュメモリに対する再写像制御方法。

【請求項9】 前記再生演算を行う段階は、障害が発生すれば、論理的なユニット番号が同一のユニットが二つ存在するかどうかをチェックする段階と、

一つは移動中であり、もう一つはコピー中である同一のユニットが二つ存在すれば、コピー中のユニットを削除し、コピー中であったユニットに削除回数を記録する段階と、をさらに含むことを特徴とする請求項6に記載の

フラッシュメモリに対する再写像制御方法。

【請求項10】 前記再生演算を行う段階は、障害が発生した状態で移動中の状態に設定されたユニットに前記削除回数が記録されていない状態であれば、前記コピー中のユニットに設定されている移動中のユニットに対する削除回数を移動中のユニットにコピーした後、再生演算を終える段階をさらに含むことを特徴とする請求項9に記載のフラッシュメモリに対する再写像制御方法。

【請求項11】 前記フラッシュメモリに対する再写像制御方法は、障害が発生すれば、一つの論理的なブロック番号に対して有効な状態のブロックが二つ存在するかどうかをチェックする段階と、前記有効な状態のブロックが一つだけ存在する場合には、ブロック状態を記録する過程を終える段階と、前記有効な状態のブロックが二つ存在する場合、両ブロックのブロック状態をチェックして前記所定ブロック（以前のブロック）と次のブロック（新しいブロック）とを区切る段階と、前記所定ブロック及び次のブロックのうちいずれか一方のブロックを削除する段階と、をさらに含むことを特徴とする請求項1に記載のフラッシュメモリに対する再写像制御方法。

【請求項12】 少なくとも一つのブロックを備えているユニット単位に領域が区切られたフラッシュメモリにおいて、前記ユニットの第1ブロックは論理的なユニット番号と有効な状態であるか否か、以前のブロックの削除回数を含む情報が記録されるように割り当て、前記ユニットの第2ブロックはコピー中または移動中であるかということと削除回数（摩耗度）とを含む情報が記録されるように割り当てるように構成され、前記ユニットのデータが記録されるブロックの余裕領域の所定領域には循環係数方式で決定されたブロック状態を表わす情報が記録されるように構成されたフラッシュメモリ。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【発明の属する技術分野】本発明はブロック単位でフラッシュメモリにデータを記録したり、或いはフラッシュメモリからデータを読み出したりすることに係り、特に、部分的な記録回数が限られているフラッシュメモリに／からデータを記録したり、或いは読み出したりするとき、論理的な住所と物理的な住所との再写像を制御する方法及びそれに適したフラッシュメモリの構造に関する。

【0002】

【従来の技術】フラッシュメモリは、既存のランダムアクセスメモリ（RAM）や不揮発性貯蔵装置、マグネチ

ックディスクなどのように、特定の位置に貯蔵されたデータを任意に接近することができる。

【0003】しかし、データを修正したり、或いは削除したりする方法が前述の貯蔵装置などと異なる。すなわち、ブロック単位の接近のために、一定の大きさのブロックに分割されたフラッシュメモリの任意のブロックにデータを一回記録した後、これを修正したり、或いは削除したりしようとするとき、前記任意のブロックを含んでいるユニットを修正または削除しなければならない。フラッシュメモリにおいて、ブロックは物理的に連続した住所をもつバイトで構成される。このブロックは、フラッシュメモリに対する演算の基本単位である。ユニットは、複数のブロックで構成される。このユニットは、物理的にデータを修正または削除できる基本単位である。

【0004】前述したフラッシュメモリの修正または削除特性により、削除回数が多いほどデータの記録及び更新効率が低下される。また、フラッシュメモリに対する修正または削除を行うとき、故障が生じるとデータが失われる場合もある。これを防止すべく、従来より、ブロック（またはセクター）再写像技法が用いられてきている。

【0005】再写像技法とは、フラッシュメモリに記録されたデータを修正または削除するとき、フラッシュメモリに記録されたデータの物理的なブロック番号（Physical Block Number、PBNとも言う）が変更された場合であっても、同一の論理的なブロック番号（Logical Block Number、LBNとも言う）でフラッシュメモリに記録されたデータに接近できるように、該当データに対する論理的なブロック番号（LBN）と物理的なブロック番号（PBN）との写像情報を管理することを言う。

【0006】既存の再写像技法は、修正しようとするデータが発生すれば、まず、フラッシュメモリ上の該当データの物理的なブロック番号を含んでいるユニットでデータの記録されていない物理的なブロックを見つける。次に、見つかった物理的なブロックに該当するデータを記録する。次に、該当するデータの論理的なブロック番号と物理的なブロック番号との写像情報を更新する。これにより、使用者は物理的なブロック番号が変わった場合であっても、同一の論理的なブロック番号を使って該当するデータに接近できるようになる。この場合、該当データに対する以前の物理的なブロックの状態情報に削除の表示をする。

【0007】例えば、フラッシュメモリに、図1に示された物理的なユニット番号PUN1、PUN2のようにデータが記録された状態で使用者が論理的なブロック番号が'3'であるブロックに記録されたデータを修正しようとするとき、PUN1が図2のように変更される。すなわち、LBN-to-LUNマッピングテーブルを参照

すれば、論理的なブロック番号'3'に対応する論理的なユニット番号は'2'である。この論理的なユニット番号'2'を用いてLUN-to-PUNマッピングテーブルを参照すれば、対応する物理的なユニット番号は'1'であることが分かる。したがって、物理的なユニット番号が'1'であるPUN1で空きブロックを見つける。図1によれば、'4'番のブロックが空きブロックとして見つけられる。'4'番のブロックに論理的なブロック番号'3'に該当するデータを図2のように記録した後、PUN1のブロック割当てマップ(BAM)の写像情報を更新する。これにより、PUN1のブロック割当てマップでPBN1に対する状態情報に削除の表示がなされる。しかし、物理的なユニットに使用されない物理的なブロックが多くなると、フラッシュメモリの使用効率が低下する。

【0008】これを解決するために、既存には、先ず、図3に示されたPUN1とPUN2との関係のように、使用されるブロックだけを他のユニットに移動させていた。その次に、該当する物理的なユニット番号を前記他のユニットの物理的なユニット番号に変える。したがって、データを他のユニットに移動したとしても、同一の論理的なユニット番号で接近できる。

【0009】このような再写像技法は、ユニット内に空きブロックが存在したり、或いはフラッシュメモリ上に空きユニットが存在する限り、実質的な削除演算を行わない。しかし、削除されたブロックが増えると、フラッシュメモリで使用できない領域が増えることになる。このため、削除されたブロック有りの部分を再使用するための方法が講じられる必要がある。

【0010】また、書き込み演算またはユニットの再使用演算を行う間に電源が切れるなどの障害が発生すれば、使用者のデータまたは再写像のために使用されるデータが失われる場合がある。したがって、既存には、これを解決するために、ブロック及びユニットに状態情報を記録し、演算を行うときに状態情報を適宜に修正することにより、復旧演算を行うようにしている。

【0011】前述のように、既存の再写像技法はデータだけでなく、写像情報を貯蔵しかつ管理するために、ユニットに対する部分的な書き込み演算を多数回に亘って行う。したがって、NAND型のフラッシュメモリなどのフラッシュメモリに既存の再写像技法をそのまま適用し難い。これは、前述のNAND型のフラッシュメモリと同一のフラッシュメモリの場合、部分的な書き込み演算の回数(またはNumber of program cycles in the same page、以下、Nopと略する)が5回または3回に限られるからである。したがって、ブロック及びユニットに記録された情報を多数回変更することができない。

【0012】例えば、障害が発生してフラッシュメモリに記録されているデータを復旧するとき、該当するブ

ック及びユニットに記録されている状態情報に対する変更回数が前述のように限られて、復旧を正常に行えない現象が生じ得る。

【0013】また、所定ブロックの状態が未定(F F)→割当て(8 F)→記録中(4 F)→記録(2 F)→削除中(0 F)→削除(0 0)のような順番でブロックの状態を表示したり、未定(F F)→コピー中(8 F)→有効(4 F)→移動中(2 F)のような順番でユニットの状態を表示しようとする場合、物理的に同一の位置に対して少なくとも5回ないし3回の書き込み演算を行う必要がある。のみならず、ユニットやブロックに使用者データやエラー訂正コード(ECC)などの経路を記録することまで考慮したとき、前述のように部分的な書き込み演算の回数が5回または3回等に限られたフラッシュメモリに既存の再写像技法をそのまま適用し難い。

【0014】

【発明が解決しようとする課題】本発明は、上記事情に鑑みて成されたものであり、その目的は、部分記録回数を最小化しつつ、ブロック及びユニットの状態を記録かつ処理できるフラッシュメモリの再写像制御方法及びこれによるフラッシュメモリの構造を提供するところにある。

【0015】本発明の他の目的は、循環係数を使い、最小限の部分記録で状態情報を表示するフラッシュメモリの再写像制御方法及びこれによるフラッシュメモリの構造を提供するところにある。

【0016】本発明のさらに他の目的は、NAND型フラッシュメモリに適したフラッシュメモリの再写像制御方法及びこれによるフラッシュメモリの構造を提供するところにある。

【0017】

【課題を解決するための手段】前記諸目的を達成するために、本発明による方法は、少なくとも一つのブロックを備えているユニット単位に領域が区切られたフラッシュメモリの再写像制御方法において、所定ブロックに対する写像情報に基づき所定の物理的なユニットを見つける段階と、見つかった物理的なユニットに所定ブロックが有効な状態で存在すれば、ブロックの状態が未定である他のブロックを見つける段階と、他のブロックの状態を所定ブロックに設定されている状態の次の状態に変更する段階と、他のブロックに新しいデータと論理的なブロック番号のような付加情報を記録する段階と、所定ブロックの状態を削除状態に変更する段階と、を含むことが好ましい。

【0018】特に、前記方法は、見つかった物理的なユニットに所定ブロックが存在しないか、或いは所定ブロックが削除状態で存在すれば、所定ブロックの状態を未定の状態に設定した後、ブロックの状態が未定である他のブロックを見つける段階と、他のブロックが存在しなければ、物理的なユニットに対して再生演算を行う段階

と、をさらに含むことが好ましい。

【0019】前記再生演算は、再生するソースユニット及び移動ユニットを決定する段階と、ソースユニットの状態を移動中に設定し、移動ユニットの状態をコピー中に設定する段階と、ソースユニット内の有効なブロック、関連メタ及びヘッダ情報をコピーする段階と、コピー中に設定されている移動ユニットを有効状態に設定しつつ、削除回数（摩耗度値）を増やす段階と、ソースユニットを削除しつつ、決定された削除回数をソースユニットに記録する段階と、を含むことが好ましい。

【0020】前記諸目的を達成するために、フラッシュメモリの構造は、ユニットの第1ブロックは論理的なユニット番号と有効な状態の可否、以前のブロックの削除回数を含む情報の記録のために割り当て、ユニットの第2ブロックはコピー中であるか、或いは移動中であるかということと削除回数（摩耗度）とを含む情報の記録のために割り当てるように構成され、ユニットのデータが記録されるブロックのスペアアレイの所定領域には循環係数方式で決定されたブロック状態を表わす情報が記録されるように構成されることが好ましい。

【0021】

【発明の実施の形態】以下、添付した図面に基づき、本発明について詳細に説明する。

【0022】先ず、フラッシュメモリの再写像制御において削除単位として使用するのは削除ユニットである。削除ユニットはフラッシュメモリの物理的な削除ブロック（図1ないし図3に示されているPUN1、PUN2）と一致することもあり、多数個の削除ブロックで構成されることもある。

【0023】各削除ユニットには物理的なユニット番号（PUN）及び論理的なユニット番号（LUN）が付される。物理的なユニット番号は削除ユニットの物理的な順番により割り当てられる。論理的なユニット番号は、ユニットの論理的な順番を表わす番号である。フラッシュメモリを初めて使用するとき、図1ないし図3に示されたように、物理的なユニット番号（PUN）と論理的なユニット番号（LUN）との間の写像を表わすテーブル（LUN-to-PUN）がフラッシュメモリ上、またはフラッシュメモリとは別途に備えられているメモリに構成される。このテーブルはフラッシュメモリに対するデータの削除や変更、再生などの演算によりフラッシュメモリの写像関係が変わるとき毎に変更される。

【0024】削除ユニットは図1ないし図3に示されたPUN1、PUN2に示されたように、小さいブロックまたはセクターにさらに分割される。このブロックはフラッシュメモリに対する演算の基本単位として使用される。フラッシュメモリにおいて、全てのブロックの大きさは同一である。削除ユニットは削除ユニットヘッダ（EUN）及びブロック割当てマップ（BAM）を含む。削除ユニットヘッダはフラッシュメモリ全体に対す

る情報及びそのユニットの管理に必要な情報が記録される。前述した全体に対する情報は、例えば、削除ユニットにあるブロックの大きさ、不良ブロックマップなどに対する情報である。ユニットの管理に必要な情報は、例えば、論理的なユニット番号、摩耗度などに対する情報である。前記削除ユニットヘッダは一つまたはそれ以上のブロックを占めることがある。

【0025】削除ユニットヘッダの次には、図1ないし図3のPUN1、PUN2に示されたように、使用者データ及びブロック割当てマップが記録される。ブロック割当てマップは一つまたはそれ以上のブロックに集めて記録されて、NAND型フラッシュメモリのスペアアレイのように特殊な空間にブロック別に分けて記録される。

【0026】ブロック割当てマップ（BAM）には削除ユニットに属するブロックに対する情報（論理的なブロック番号、状態など）が記録される。論理的なブロック番号は使用者が考えるブロックの住所である。したがって、ブロック割当てマップは論理的なブロック番号とそのブロックが実際に記録された物理的な位置との写像を表わす。ブロックに記録されるデータが変更されるときには、ブロック割当てマップの内容、すなわち、論理的なブロック番号と物理的なブロック番号との写像情報及び状態情報も変更される。

【0027】変更されたブロックが多くなると、フラッシュメモリに使えなくなった部分が多くなるため、再生演算を適宜に行い、削除されたブロックが占めていた空間を再使用できるようにしなければならない。既存の再写像制御方式においてもこれを考慮しているにはいるが、NAND型フラッシュメモリのように部分記録の回数が限られたフラッシュメモリに対して前述の再生演算をいかに行うかについては開示されていない。

【0028】したがって、本発明においては、ブロックの状態情報を循環係数を使って表示する方法を提示する。この方法によれば、最小限の部分記録回数でブロックの状態を変化させ、故障が生じた場合、該当ブロックのデータを復旧できる。また、循環係数の変化順番を用いて以前のデータ及び新しいデータを区分できるので、ロールバック及びロールフォワードなど、各種の復旧方法を用いることができる。ロールバック復旧方法は新しいデータを用いてデータを復旧することであり、ロールフォワードは以前のデータを用いてデータを復旧することである。

【0029】このように、フラッシュメモリの再写像制御動作は、ブロック記録、空きブロックの検索、故障での回復などに分けられる。

【0030】ブロック割当てマップにおいて、各ブロックの状態は、未定（free）、有効（valid）、削除（deleted）とに大別できる。ここで、'有効'はさらに三つの状態に分けられる。例えば、s

0、s1、s2の状態に分けられる。有効な状態の三つの状態の間には、循環的な順序関係がある。例えば、 $s0 < s1$ 、 $s1 < s2$ 、 $s2 < s0$ の関係がある。有効な状態はこの順番により変化するので、これを循環係数と呼ぶ。すなわち、ブロックの最初の状態は未定であって、データが初めて記録されるときにs0となり、次にさらに記録されるときにs1、s2、またs0に順番に変わる。

【0031】このような状態情報を用いて所定ブロックにデータを記録する過程は、図4の通りである。図4は、未定状態を'1111'に設定し、s0を'1110'に設定し、s1を'1100'に設定し、s2を'1000'に設定し、削除を'0000'に設定した例を示している。したがって、ブロックの状態は前記5種の場合の値が循環しながら設定される。そして、図4は、図5に示されたように、物理的なユニットで構成されたNAND型フラッシュメモリに適用した例を示している。

【0032】図5に示されたように、NAND型フラッシュメモリの物理的なユニット(PU)内のブロックはメインアレイ及びスペアアレイで構成される。メインアレイには実質的なデータのみが記録される。スペアアレイには論理的なセクター番号(logical sector number、lsn)、循環係数(wrap count、cnt)、論理的なセクター番号及び循環係数に対するエラー訂正コード(ecc_lsn)及びデータに対するエラー訂正コード(ecc_data)などが記録される。このとき、ブロックをページとも言う。

【0033】NAND型フラッシュメモリのデータシートでよく触れられる“ブロック”は、一度に削除できる物理的な単位である。このブロックは、本実施形態で触れられている“ユニット”に該当すると見ることができる。しかし、実際に具現するとき、前記ユニットを多数のブロックで構成することもできる。

【0034】まず、写像情報を用い、該当ブロックが属する論理的なユニット番号及び物理的なユニット番号を決定する。決定された物理的なユニットのブロック割当てマップにおいて、該当ブロックの状態をチェックした結果未定1111であれば、該当ブロックの状態をs0=1110に表示する。次に、データ及び論理的なブロック番号(lsn)などの情報を前記ブロックに記録する。未定の状態のブロックは論理的なブロック番号(lsn)も有効でないある値をもつ。

【0035】該当ブロックの状態が有効である場合、該当する物理的なユニットでブロックの状態が未定1111であるブロックを一般的な写像方式により見つける。そして、見つかったブロックの状態を以前のブロック状態の次の状態に変更する。例えば、前述した以前のブロックの状態がs0(1110)である場合、s1(1100)に変更する。ブロックの検索は、既存の再写像制

御方式でなされた方法と同一になされる。

【0036】次に、新しいブロック(ブロックの状態がs1(1100)に設定されたブロック)に新しいデータ及び論理的なブロック番号(lsn)などを記録する。そして、以前のブロックの状態を削除0000に変更する。

【0037】該当ブロックの状態がs1(=1100)であり、該当ユニットに未定状態1111に設定されているブロックが存在する場合、未定状態に設定されているブロックの状態をs2=1000に設定する。そして、ブロックの状態がs2に設定されたブロックにデータ及び論理的なブロック番号(lsn)などの情報を記録する。以前のブロックの状態は削除=0000に変更する。

【0038】また、該当ブロックの状態がs2=1000であり、該当ユニットに未定状態1111に設定されているブロックが存在する場合、未定状態に設定されているブロックの状態をs0=1110に設定する。そして、ブロックの状態がs0に設定されたブロックにデータ及び論理的なブロック番号(lsn)などの情報を記録する。以前のブロックの状態は削除=0000に変更する。

【0039】前述したブロックの状態変化は、図4に示された矢印をみれば、十分理解できる筈である。

【0040】このように、ブロックに対する記録及び修正処理をする場合、1ブロックに対して3回の部分記録でデータを記録できる。ブロックが削除された状態である場合、データ及び論理的なブロック番号などの状態情報を除いた他のデータはいずれも有効なものであると仮定するとき、これは実際に2回の部分記録で記録演算を行うのと同じである。

【0041】そして、前述した作業中に401ないし407で電源がオフされたり、なんらかの事情で障害が発生した場合、データを記録しようとしていた対象ブロックの状態は削除0000に設定する回復作業を行う。そのほかの作業中には前述したように障害が発生した場合、特別な回復作業を行う必要がない。

【0042】換言すれば、ブロックにデータを記録している間に障害が発生した場合、未定または削除状態であるブロックに対していかなる回復作業もする必要がない。これは一つの論理的なブロック番号に対して有効な状態のブロックが一つしかない場合である。

【0043】同一の論理的なブロック番号をもった有効なブロックが二つ存在する場合、回復作業が必要である。既存には、同一の論理的なブロック番号をもった有効なブロックが二つ存在する場合、以前のブロック及び新しいブロックを区別することができなかった。したがって、回復処理時にどんなブロックを削除するかが決定し難かった。しかし、本発明のように循環係数を用いる場合、以前のブロック及び新しいブロックを区別でき

る。したがって、回復処理時に、どんなブロックを削除するかを決定し易い。回復時に以前のブロックを削除するか、或いは新しいブロックを削除するかは、応用の必要によって決定できる。

【0044】すなわち、ブロックデータを記録している間に障害が発生すれば、現在、一つの論理的なブロック番号に対して有効な状態をもつブロックが二つ存在するかどうかをチェックする。チェックの結果、有効な状態をもつブロックが一つだけ存在する場合、前述のように、いかなる回復作業もする必要がない。したがって、ブロックデータを記録していた作業を中断すれば良い。しかし、有効な状態をもつブロックが二つ存在する場合、ブロックに割り当てられている循環係数に基づき以前のブロック及び新しいブロックに区分する。そして、以前のブロック及び新しいブロックのうちどちらかのブロックを削除する。図4は、新しいブロックを削除するように具現した例を示している。しかし、以前のブロックを削除するように具現することもできる。

【0045】図6は、前述した再写像制御方法によりブロックを記録及び修正しようとするときの動作を示したフローチャートである。

【0046】ステップ601において、該当ユニットに該当ブロックが存在するかどうかをチェックする。チェックした結果、存在すれば、該当するブロックの状態が有効な状態であるかどうかをチェックする。チェックの結果、有効な状態であれば、ステップ603で該当ブロックの状態をチェックする。次に、ステップ605において、該当ユニットに空きブロックが存在するかどうかをチェックする。チェックの方式は、ブロックの状態が未定に設定されているブロックがあるかどうかを検索する方式によりなされる。チェックの結果、該当ユニットに空きブロックが存在すれば、ステップ607において、新しいブロック状態値を決定する。

【0047】新しいブロック状態値は、ステップ603においてチェックした該当ブロックの状態値を考慮して決定する。すなわち、前述した図4についての説明で述べたように、以前のブロックの状態がs0に該当すれば、新しいブロック状態値はs1に設定する。以前のブロックの状態がs1に該当すれば、新しいブロック状態値はs2に設定する。以前のブロックの状態がs2に該当すれば、新しいブロック状態値はs0に設定する。そして、以前のブロックの状態が未定の状態であれば、s0に設定する。

【0048】次に、ステップ609においてステップ605で検索された空きブロックに、ステップ607で決定された新しいブロック状態値を記録する。ステップ611において、新しいブロック状態値を記録した新しいブロックに該当するデータを記録する。ステップ613において、以前のブロックの状態を削除に変更し、作業を終える。このとき、以前のブロックはステップ60

3で状態がチェックされたブロックである。

【0049】一方、ステップ601においてチェックした結果、該当ブロックが存在しないか、或いは存在するにはするが、有効なブロックでない場合（すなわち、該当ブロックの状態が削除状態である場合）、ステップ615において該当ブロックを未定状態に設定する。このとき、該当ブロックが存在しない場合、該当ブロックに対する領域を割り当てながら該当ブロックの状態を未定状態に設定する。そして、ステップ605においてチェックした結果、該当するユニットに空きブロックが存在すれば、ステップ607において、前述のように新しいブロック状態値を決定する。

【0050】しかし、ステップ605においてチェックした結果、該当ユニットに空きブロックが存在しなければ、ステップ617において再生演算を行う。再生演算は、図7ないし図9を参照して後述する。

【0051】再生演算を行った後、ステップ619において該当ユニットに空きブロックが存在するかどうかをチェックする。チェックの結果、該当ユニットに空きブロックが存在すれば、ステップ607へ進み、新しいブロック状態値を決定する。しかし、空きブロックが存在しなければ、ステップ621において誤り処理をし、作業を終える。

【0052】ブロックからデータを読み出すために、先ず、写像情報を用い、該当する論理的なユニット番号及び物理的なユニット番号を調べる。そして、該当ユニットのブロック割当てマップを通じてブロックの物理的な位置を決定してデータを読み出す。ここで、ブロックの状態が有効な場合に限ってデータを読み出せるようになっている。したがって、有効な状態のブロックが存在しなければ、そのブロックは一度も記録されたことがないか、或いは削除されて使用されていないブロックであるため、初期値0xFFを設定する。検索の方式は、既存の再写像制御方式によりなされたのと同様である。

【0053】一方、削除されたブロックをたくさん含んでいるユニットの場合、再生演算が行われる。この場合にも、ユニットの状態を変更させる必要がある。

【0054】本発明において、例として取られている削除ユニットのフォーマットは、図7の通りである。

【0055】すなわち、図7を参照すれば、削除ユニットには、以前のユニットの物理的なユニット番号（physical unit number of previous unit、xpun）、再生された（以前の）ユニットの摩耗度レベル（wear level of reclaimed（previous）unit）、論理的なユニット番号（logical unit number、lun）、有効フラグ（valid flag、v）、不良ブロックテーブル（bad block table、bbtbl）、摩耗度レベル（wear level、cnt）、コピー（copy in

g (c p)) / 伝送 (t r a n s f e r r i n g (x f)) 、データが記録される。

【0056】ユニットの状態変化も部分記録の回数によって限られる。ブロックに適用していた循環係数技法をユニットにも適用できる。しかし、削除ユニットヘッダを多数のブロックに記録しつつ、状態情報を各ブロックに適宜に分けて配置する方法を用いることもできる。

【0057】例えば、ユニットの状態が未定、有効、コピー中、移動中に分けられれば、削除ユニットヘッダを図8に示されたように、二つのブロックに亘って記録を行う。そして、第1ブロックには未定及び有効な状態を、第2ブロックにはコピー中及び移動中の状態を記録することができる。このとき、未定の状態であるとしても、摩耗度平準化のためのカウンターが記録される必要がある。

【0058】自由削除ユニットの状態は未定であり、その他の正常なユニットの状態は有効である。削除ユニットであってから再生されるブロックから送られてくるデータをコピーするユニットはコピー中 (c p) という状態が表示される。再生を行う前に前記特定ブロックが含まれている以前のユニットの状態は移動中 x f と表示する。

【0059】コピー中のユニットに移動中のユニットから有効なブロックをコピーした後、移動中のユニットの摩耗度値及び論理的なユニット番号などをコピーする。コピー中のユニットの状態は有効 v と表示する。次に、移動中のユニットは削除する。新しいユニットにコピーされていた摩耗度値 c n t を1だけインクリメントさせた摩耗度値 c n t' を新しいユニット及び以前のユニットのユニットヘッダに各々記録する。

【0060】再生演算を行う間に障害が発生すれば、図8において再開始 (r e d o) で指摘した部分で再生演算は再開始された後に適宜な回復手続きを行う。すなわち、再生演算中の一時的な状態に該当する'移動中'、'コピー中'の場合に障害が発生すれば、再開始をする。しかし、図8において再開始を指摘した部分を除いた部分ではいかなる回復手続きも行わない。

【0061】再生演算中に発生した障害に対する回復方法も、ブロック記録及び修正時の回復方法と同様である。

【0062】すなわち、遂行中であった演算の段階により適宜に再生演算を行い直す。例えば、論理的なユニット番号が同一のユニットが二つ存在するが、一つは移動中であり、もう一つはコピー中であれば、コピー中のユニットを削除する。移動中のユニットに以前のユニット (コピー中のユニット) の摩耗度がまだ記録されていない状態であったなら、先ず、以前のユニット (コピー中のユニット) に記録されている移動中のユニットに対する摩耗度値を移動中のユニットにコピーした後、次の演算を行えば良い。

【0063】削除ユニットの状態は、従来技術のように、固定された位置で値を各種に変更させて示すこともできる。また、ユニットヘッダを該当ユニット内の多数のブロックに分けて記録し、各状態に対して他の位置を指定し、位置の値を0及び1などに区別して状態値を割当てするかどうかを決定することもできる。

【0064】例えば、第1ブロックに論理的なユニット番号及び有効な状態の可否、以前のブロックの摩耗度などを記録し、第2ブロックにコピー中／移動中の可否及び摩耗度レベルなどを記録し、図8に示された順番に従い再生演算を行うのであれば、3回の部分記録であれば十分である。状態情報をより多くのブロックに分散させたり、或いは配置を調節すれば、部分記録の回数をさらに低減できる。

【0065】図9は、本発明による再写像制御方法によりブロックを再生する過程を説明するための動作フローチャートである。

【0066】ステップ901において、再生する削除ユニット (ソースユニット) 及び移動ユニット (自由削除ユニット) を決定する。ステップ902において、移動ユニットの削除回数がしきい値を超えたかどうかをチェックする。しきい値は、前述のことを考慮したとき、3に設定できる。

【0067】チェックの結果、移動ユニットの削除回数がしきい値を超えてなければ、ステップ903においてソースユニットを'移動中'の状態に変更する。次に、ステップ904において、移動ユニットを'コピー中'の状態に変更する。

【0068】次に、ステップ905において、ソースユニットで有効ブロック及び関連メタデータ (論理的なブロック番号、ECC、不良ブロックマップなど) を移動ユニットにコピーする。そして、ステップ906において、移動ユニットの残りのヘッダ情報を記録し、有効状態に変更する。残りのヘッダ情報はソースユニットの物理的なユニット番号及び削除回数、論理的なユニット番号などである。

【0069】ステップ907において、ソースユニットを削除する。そして、ステップ908において、ソースユニットに新しい削除回数を記録する。新しい削除回数は、以前の削除回数に1を増した値 (以前の削除回数+1) である。ステップ909において、写像情報などメモリ内の資料構造を変更する。このとき、変更は更新によるものである。そして、ステップ910において、貯蔵されたソースユニット番号があるかどうかをチェックする。チェックの結果、貯蔵されたソースユニット番号があれば、ステップ901へ進む。これに対し、チェックの結果、貯蔵されたソースユニット番号がなければ、作業を終える。

【0070】一方、ステップ902において、チェックの結果、移動ユニットの削除回数がしきい値を超える場

合、ステップ911において、現在のソースユニットの番号を貯蔵する。これは、該当する移動ユニットにソースユニットのデータを移すのがあまり好適でないからである。したがって、後述するステップ912において選択されたソースユニット（削除ユニット）を用いた再生演算処理後に、変更される移動ユニットを用いて以前に再生できなかったソースユニットを再生するときに使用するためのものである。

【0071】そして、ステップ912において、削除回数が最小である削除ユニットを選択し、ステップ903へ進んで、前述のような再生演算処理が行われる。

【0072】

【発明の効果】以上述べたように、発明によれば、循環係数を使って状態情報を設定することにより、NAND型フラッシュメモリのように部分記録の回数が限られているフラッシュメモリに対してブロックやユニットの記録状態を管理できるという効果がある。

【0073】例えば、未定(1111)→有効(s0(1110))→s1(1100)→s2(1000)→s0(1110)→...→削除(0000)のような手続きで変更できる。したがって、NAND型フラッシュメモリにこれを適用するのであれば、3回の部分記録でデータを記録できる。もし、そのブロックが削除された状態の場合、データ及び論理的なブロック番号などの状態情報を除いた他のデータはいずれも有効なものと仮定するなら、実際に2回の部分記録で記録演算を行うのと同様である。

【0074】削除ユニットの場合にも、第1ブロックに論理的なユニット番号及び有効な状態の可否、以前のブロックの摩耗度（削除回数）などを記録し、第2ブロックにコピー中／移動中の可否及び摩耗度などを記録するのであれば、3回の部分記録であれば十分である。状態情報をより多くのブロックに分散させたり、或いは配置を調節すれば、部分記録回数をさらに低減できる。

【図面の簡単な説明】

【図1】 フラッシュメモリのブロック及びユニット関係と既存の再写像制御例を示したものである。

【図2】 図1に示されたようにデータを記録したフラッシュメモリのブロック削除時に、フラッシュメモリのブロック及びユニット関係と既存の再写像制御例を示したものである。

【図3】 図2に示されたようにデータを記録したフラッシュメモリのユニット削除時、フラッシュメモリのブロック及びユニット関係と既存の再写像制御例を示したものである。

【図4】 本発明によるフラッシュメモリのための再写像制御方法において、記録及び修正動作を説明するためのブロック間の関係に関する例を示したものである。

【図5】 NAND型フラッシュメモリの物理的なユニットPUのフォーマットを示したものである。

【図6】 本発明によるフラッシュメモリのための再写像制御方法において、ブロック記録過程を説明するための動作フローチャートである。

【図7】 本発明によるフラッシュメモリの削除ユニットのフォーマットを示したものである。

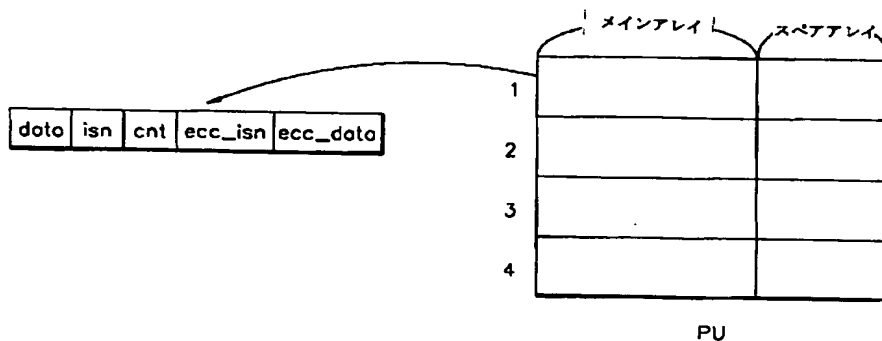
【図8】 本発明によるフラッシュメモリのための再写像制御方法において、再生演算過程を説明するためのユニット間の関係に対する例を示したものである。

【図9】 本発明によるフラッシュメモリのための再写像制御方法において、再生演算過程に対する動作フローチャートである。

【符号の説明】

BAM ブロック割当てマップ
 EUH 削除ユニットヘッダ
 LBN 論理的なブロック番号
 LUN 論理的なユニット番号
 PBN 物理的なブロック番号
 PUN 物理的なユニット番号

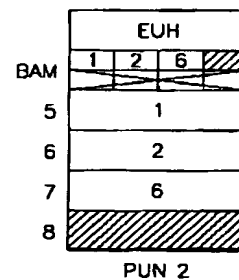
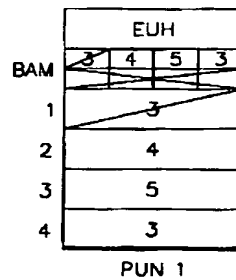
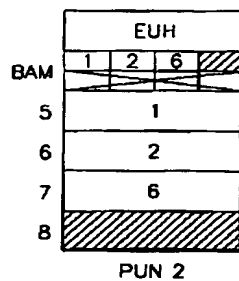
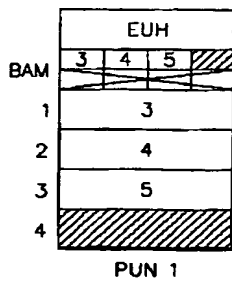
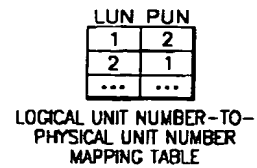
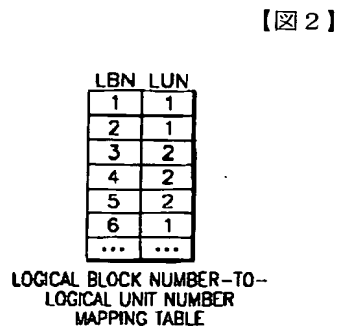
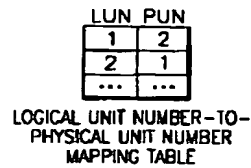
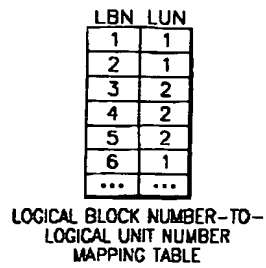
【図5】



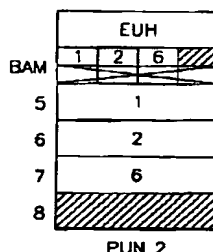
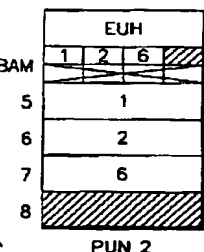
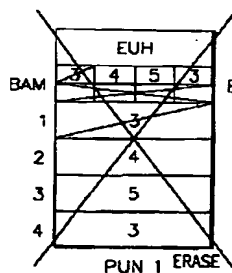
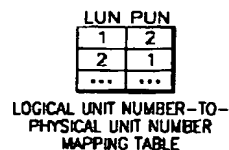
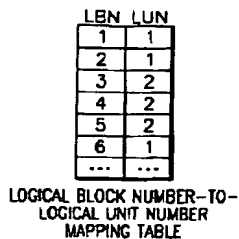
【図7】

xpun	xcnt	lun	v
x/bb	tbi	cnt	cp/xt
data			

【図1】

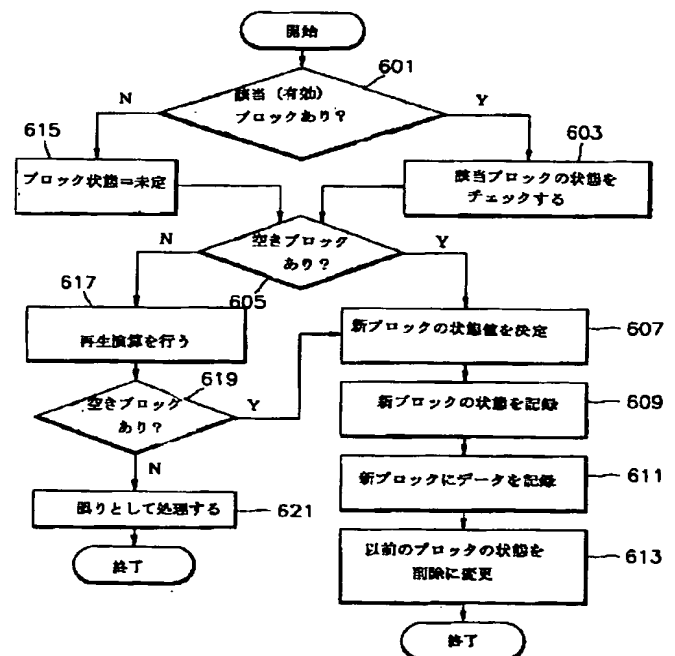


【図3】

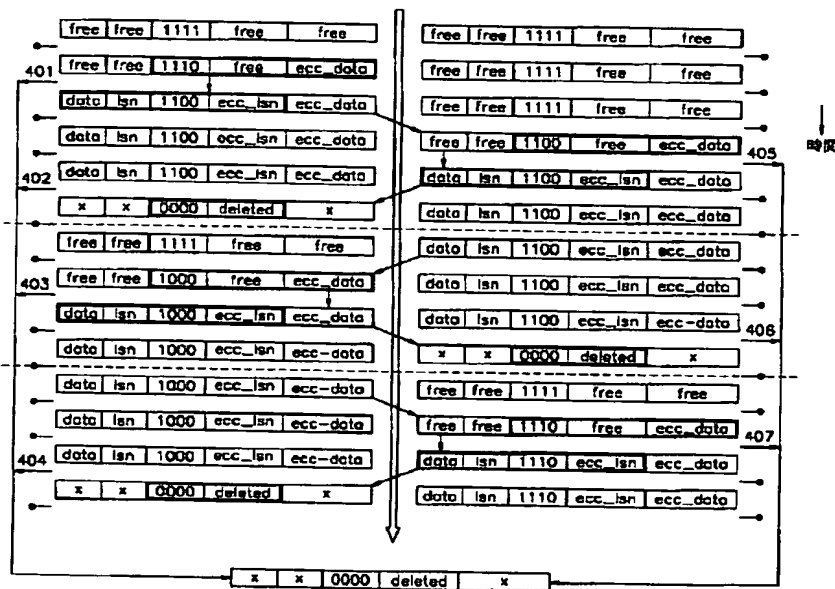


移動

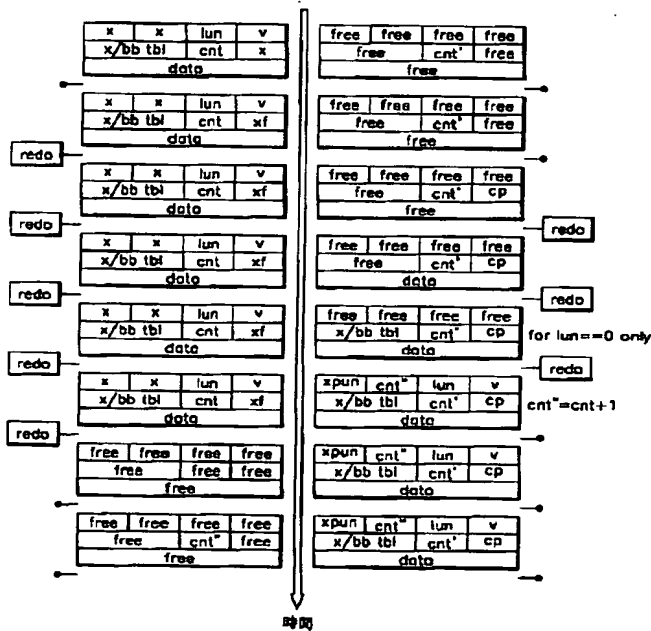
【図6】



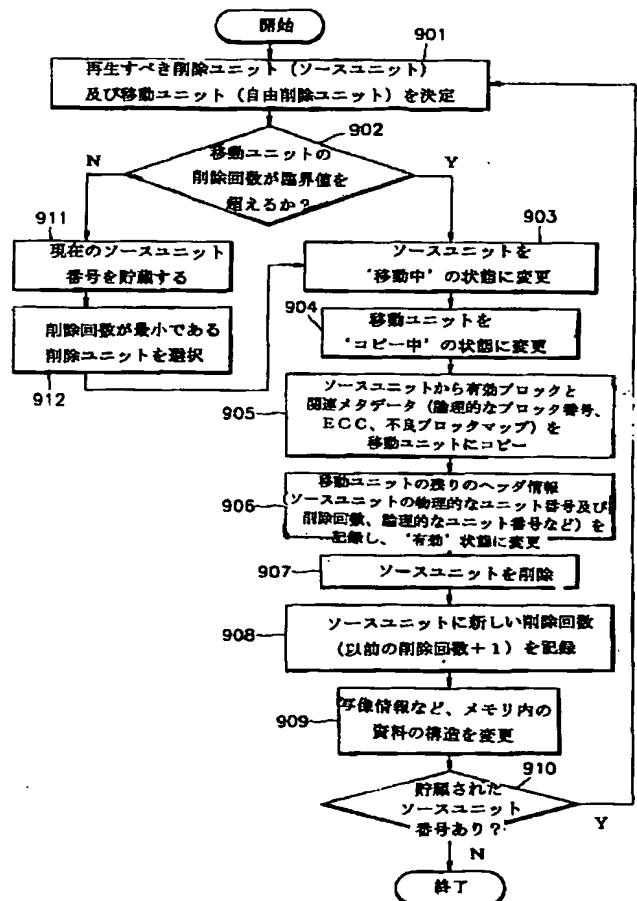
【図4】



【図8】



【図9】



フロントページの続き

(51) Int. Cl. 7

識別記号

F I
G 1 1 C 17/00テーマコード* (参考)
6 0 1 EF ターム (参考) 5B018 GA04 HA23 NA06
5B025 AD01 AE01 AE08
5B060 AA02 AA06 AA14
5B082 CA01 JA06